

一种考虑无线链路突发差错的 TCP 流量新解析模型¹

纪 红 邓建民 郝建军 乐光新

(北京邮电大学电信工程学院 北京 100876)

摘 要 该文提出新的 TCP 流量理论分析模型,研究无线链路突发差错引起的分组丢失对 TCP 流量性能的影响。理论分析及数值仿真结果表明,该解析模型是合理的,既有较准确的分析结果,又降低了复杂度。同时,还表明在慢衰落信道中相关性越强, TCP 流量越大,独立同分布信道的 TCP 流量是下界,即物理信道相关性对 TCP 流量是有利的。

关键词 无线链路突发差错, TCP 流量, 半 Markov 模型

中图分类号 TN919.3

1 引 言

高速无线数据通信是目前通信发展的热点,无线信道的衰落特性对通信网络性能的影响较大,特别是无线衰落信道中高突发差错引起的分组丢失对 TCP 性能的影响严重,故 TCP 抗分组丢失能力是关键问题之一^[1,2]。各种 TCP 的改进版本(包括 Reno、NewReno 等),在有线信道中的性能都有分析与研究^[3],但在无线衰落信道中的性能还没有足够的研究。

过去对无线 TCP 的研究一般集中在如下两个方面:一是通过实验和仿真来验证 TCP 的性能^[4,5],但这样无法对性能进行有效的预测;二是一般的理论研究,主要分析 TCP 协议本身的性能,而没有把它和无线链路的特性结合起来^[4,5]充分考虑无线衰落信道对其性能的影响。有的虽然考虑了无线链路,但认为差错的发生是随机独立的,没有考虑突发差错的影响,而这一点恰好又是不容忽视的^[6]。

M. Zorzi 等提出了考虑无线链路相关差错的 TCP 解析模型^[7],但在计算酬劳矩阵或时延矩阵时,是将转移概率与成功分组的数目,或时延分别进行计算,这样在计算 TCP 流量中引入的酬劳是一个平均上界,因而不是不准确的,且模型也较复杂。K.Naito 等人提出了直接按照 TCP 自适应窗口的变化,再加上快速重传和超时作为状态的 Markov 模型^[8],但其考虑的只是无线链路的随机丢失。本文在上述工作的基础上,提出新的基于半 Markov 过程的,考虑无线链路突发差错的 TCP 流量解析模型,它将成功分组数目及时延与概率的计算一起考虑,称之为“酬劳”或“时延”。本文的理论分析和仿真结果表明该解析模型是合理的,分析结果较准确,复杂度低。

2 系统模型和信道模型

2.1 系统模型

系统模型为只包括基站和移动终端的两点模型,基站到移动终端为正向链路。为简化问题,现作如下几个假设:当大量数据传输时发送端有大量的无穷的数据分组等待发送,不考虑信源排队模型;用单个 TCP 连接;零传播时延,证实(ACK)从移动终端可瞬时到达发送端;反馈信道可靠。在无线局域网中使用以上诸假设是合理的。

2.2 信道模型

采用一阶两状态 Markov 模型来描述考虑突发差错的无线衰落信道^[6],其转移矩阵为

$$\begin{pmatrix} p & q \\ r & s \end{pmatrix} \quad (1)$$

¹ 2002-05-13 收到, 2002-08-19 改回

国家自然科学基金资助项目(60172052) 国家自然科学基金重大研究计划资助项目(90104018)

设二进制序列 $\{X_k\}$ 为信道中传输的数据分组序列, $X_k = 1$ 表示传输正确, $X_k = 0$ 表示传输错误, 则有

$$\left. \begin{aligned} p &= P_r[X_{k+1} = 1|X_k = 1] \\ s &= P_r[X_{k+1} = 0|X_k = 0] \\ p + q &= r + s = 1 \end{aligned} \right\} \quad (2)$$

当 $p = r, q = s$ 时, 意味着只与当前状态有关, 而与前一状态无关, 于是模型退化为传统的独立同分布信道。

由 (1) 式的转移概率矩阵可以得到平稳状态时的帧差错率 P_e 为

$$P_e = (1 - p)/(2 - p - s) \quad (3)$$

帧突发差错长度 $1/r$ 为

$$r = [Q(\theta, \rho\theta) - Q(\rho\theta, \theta)]/(e^{1/F} - 1) \quad (4)$$

其中 $\rho = |J_0(2\pi f_D T)|$, f_D 是多普勒频移, T 是分组的时间长度。

3 考虑无线链路突发差错的 TCP 流量新解析模型

由于 TCP 协议本身的复杂性, 建立一个合适的 TCP 流量解析模型必须考虑复杂度和精确性两者的折衷问题。

参照基站到移动终端的两点系统模型, 考虑 TCP-Reno 协议, 有如下过程:

(1) 如果接收端正确接收到发送端发送的分组, 就向发送端回送证实 ACK。

(2) 设从发送端发送出分组起, 到发送端收到接收端的证实所经历的时间为往返时延 (RTT)。如果一个分组没有被接收端正确接收, 则接收端会在正确接收到其后的分组后, 向发送端发送重复的 ACK。

(3) 如果这些重复 ACK 的个数小于快速重传门限 K , 系统进入等待状态, 设超时时间为平均最大超时 (AMT), 即分组等待 AMT 时间后, 还没有正确接收到进入超时计时的分组, 则系统认为该分组已超时, 并且对该错误分组进行超时重传; 如果重复 ACK 的个数大于等于 K , 虽然还没有到达 AMT 时间, 系统也会进入快速重传状态, 将重传错误的分组。

(4) 如果进行上述重传后, 重传的分组仍没正确收到, 则系统将再次进入超时重传状态。

本文假定发送窗口的增长为线性的, 令当前窗口值为 W , 最大窗口为 $W_{\max}$ 。分别取窗口中数据分组全部传输正确时窗口增加 1, 快速重传结束时当前窗口减小为 $\lfloor W/2 \rfloor$, 以及进入超时重传后的状态为系统状态, 则系统状态的转移形成 Markov 链, 如图 1 所示。考虑到该模型中状态转移时间间隔的不同, 这实际上是一个半 Markov 过程^[9]。

在图 1 中, 设最大发送窗口值为 $W_{\max} = 8$, 窗口值可以取 $1, 2, \dots, W_{\max}$, 一个分组传送持续时间 (简称为分组时间) 为 T 。考虑无线链路突发差错的影响, 则由当前发送窗口值 W 和在此之前的分组时间的信道状态 C_W 来决定系统的状态 (C_W, W) , 换言之, 当前发送窗口中的数据分组发送后能否被接收端正确接收, 与信道前一个分组时间的信道状态有关, 其中 $C_i = 1$ 或 0 , $i = 1, \dots, W_{\max}$ 。1 表示信道状态是好的, 发送分组可成功; 0, 表示信道状态不良, 发送分组失败。如图 2 所示。 (C, W) 状态实际上是两个对称的状态: $(1, W), (0, W)$ 。这两个

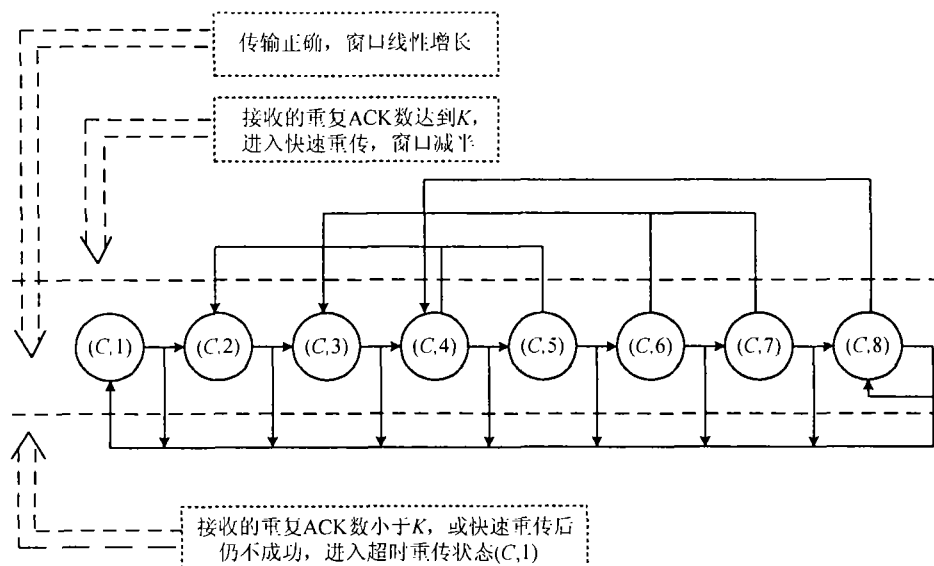


图 1 TCP 流量新解析模型中的系统状态转移图

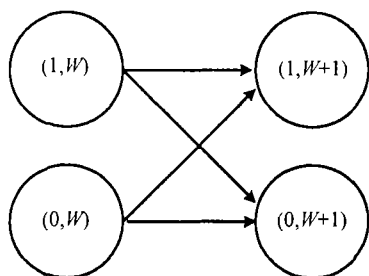


图 2 相邻系统对称状态之间的状态转移图

状态分别表示, 窗口为 W , 且之前信道状态良好 (1), 或不好 (0) 时的系统状态。

从这两个状态可分别进入下一对称系统状态: $(1, W+1)$, $(0, W+1)$ 。因此, 系统总的状态集为:

$$S = \{(C_i, i); C_i = 1, 0; i = 1, \dots, W_{\max}\} \quad (5)$$

4 基于半 Markov 过程的 TCP 流量分析

根据更新酬劳过程和半 Markov 过程理论, 利用前面所给出的解析模型的稳态概率分布、酬劳矩阵及时延矩阵求得整个系统的流量^[9], 所谓“酬劳”指当状态转移时获得的成功分组的个数。

4.1 状态转移概率矩阵

设状态转移阵为 $M_{m \times m}$, 由 (5) 式知, 其维数 $m = 2W_{\max}$ 。

设当前窗口值为 W , $0 < W \leq W_{\max}$, 系统状态为 (C_W, W) , 其中 $C_W = 1, 0$, 表示窗口变为 W 之前的信道状态。则下一个可能的系统状态为

$$\{(C_{W+1}, W+1), (C_1, 1), (C_{\lfloor W/2 \rfloor}, \lfloor W/2 \rfloor)\}, \quad C_{W+1}, C_1, C_{\lfloor W/2 \rfloor} = 1, 0 \quad (6)$$

对于系统状态 (C_W, W) , 其状态序号为第 $2W - C_W$ 个状态, 这样便可求得状态转移阵 $M_{m,m}$, 酬劳阵 $R_{m,m}$, 时延阵 $T_{m,m}$ 。

首先, 定义如下两个概率:

(1) 假设发送数据时, 前一个分组时间内的信道状态为 C , 发送窗口内第一个发生错误的分组为窗口中的第 i 个分组, 并把这个事件发生的概率记为 $P_C(i)$, 则有

$$P_C(i) = P_{C,1} \times p^{i-2} \times q, \quad i \geq 2 \quad (7)$$

$$P_C(1) = P_{C,0}, \quad i = 1 \quad (8)$$

(2) 若前一个分组时间内的信道状态为 C_0 , 此后发送的 u 个分组中有 v 个分组是正确的, 并且发送窗口中的最后一个分组时间内的信道状态为 C_v , 把这个事件记为

$$\cdots, \underbrace{C_0, C_1, C_2, \cdots, C_u}_{\text{有 } v \text{ 个发送分组是正确的}}, \cdots, \quad (9)$$

并把这个事件的概率记为 $P_v^{C_0, C_u}(u)$. 对于概率 $P_v^{C_0, C_u}(u)$, 可以用转移函数来求得. 记

$$A_u \triangleq P(z) = \begin{pmatrix} p \cdot z & q \\ r \cdot z & r \end{pmatrix}^u \quad (10)$$

在 (9) 式中, $C_0 = 1, C_u = 1$ 时, $C_1, \cdots, C_u$ 中有 v 个分组传输成功的概率 $P_v^{1,1}(u)$ 可由 $A_u(1,1)$ 的 v 次幂系数求得. 相应的其它 3 个概率 $P_v^{1,0}(u), P_v^{0,1}(u), P_v^{0,0}(u)$, 可分别由 $A_u(1,2), A_u(2,1)$, 以及 $A_u(2,2)$ 求得.

所以

$$P_v^{C_0, C_u} = \frac{\partial^v}{\partial z^v} (A_u(2 - C_0, 2 - C_u))|_{z=0} / v! \quad (11)$$

通过定义 (7) 式和 (11) 式中的两个概率, 使本文论述较为严谨, (11) 式方法的提出, 使 TCP 流量计算准确性增加, 同时也降低了计算复杂度.

下面来求 4 种情况下的转移概率矩阵:

(1) 发送窗口线性增长

令当前发送窗口为 W , 发送数据之前的分组时间内的信道状态为 C_W , 若窗口中的数据发送完毕, 并且发送端收到了接收端反馈的全部分组的接收成功证实 (ACK), 则窗口由 W 变为 $W+1$, 设收到最后一个分组时, 一个分组时间内的信道状态为 C_{W+1} , 则相应的转移概率为

$$M_{2W-C_W, 2(W+1)-C_{W+1}} = P_{C_W,1} \times p^{W-1} \times P_{1,C_{W+1}}(\text{RTT}), \quad 1 \leq W \leq W_{\max} \quad (12)$$

当发送窗口值达到窗口最大值 $W_{\max}$ 时, 窗口不再增大, 转移概率为

$$M_{2W_{\max}-C_{\max}, 2W_{\max}-C'_{\max}} = P_{C_{\max},1} \times p^{W_{\max}-1} \times P_{1,C'_{\max}}(\text{RTT}) \quad (13)$$

(2) 重复 ACK 个数 $< K$ 时超时重传

当发送窗口中的数据发送完毕后, 发送窗口中的部分分组没有收到接收证实, 如果在产生的错误分组后还有正确分组, 便会产生对第一个错误分组的重复证实, 而且若收到的重复证实 (ACK) 数小于快速重传门限 K , 则系统触发超时状态, 系统窗口重新变为 1, 进入状态 $(C_1, 1)$.

系统状态为 (C_W, W) 时, 要求进入触发超时重发的状态 $(C_1, 1)$ 的转移概率, 可以分为两部分: 第一部分为从开始到发生第一个错误分组 i 位置之前部分 (共有分组 i); 第二部分为分组 i 之后的后续分组. 在第二部分数据分组中, 如果有正确接收的分组, 则发送端接收到的证实

(ACK) 的序号都为第 i 个分组的序号, 是对第 i 个分组的重复证实。如果重复的次数小于 K , 系统没有发生快速重传, 而是进入对第 i 个分组的超时, 即进入状态 $(C_1, 1)$, 则转移概率为

$$M_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^1 = \sum_{i=1}^{W-K} P_{C_W}(i) \times \sum_{C_0=0}^1 \sum_{l=0}^{K-1} P_l^{0, C_0}(W-i) \times P_{C_0, C_1}(\text{AMT} - (W-i)) \\ + \sum_{i=W-K+1}^W P_{C_W}(i) \times P_{0, C_1}(\text{AMT} - i) \quad (14)$$

(3) 重复 ACK 个数 $\geq K$ 时快速重传

当发送窗口中第一个错误分组发生在第 i 个位置, 后续重复的证实个数大于或等于重传门限 K 时, 则系统进入快速重传状态。对重复证实的分组进行重传后, 如果重传成功, 则系统进入状态 $(C_{\lfloor W/2 \rfloor}, \lfloor W/2 \rfloor)$, 转移概率为

$$M_{2W-C_W, 2(\lfloor W/2 \rfloor) - C_{\lfloor W/2 \rfloor}} = \sum_{i=1}^{W-K} P_{C_W}(i) \times \sum_{l=K}^{W-i} P_K^{0, 1}(l) \times P_{1, 1}(\text{RTT} + 1) \times P_{1, C_{\lfloor W/2 \rfloor}}(\text{RTT}) \quad (15)$$

(4) 快速重传失败后进入超时重传

若快速重传的分组仍然不成功, 则系统进入超时重传状态 $(C_1, 1)$, 转移概率为

$$M_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^2 = \left\{ \sum_{i=1}^{W-K} P_{C_W}(i) \times \sum_{l=K}^{W-i} P_K^{0, 1}(l) \right\} \times P_{1, 0}(\text{RTT} + 1) \times P_{0, C_1}(\text{AMT}) \quad (16)$$

进入超时重传的总概率为

$$M_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1} = M_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^1 + M_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^2 \quad (17)$$

4.2 酬劳矩阵

成功分组个数对于转移概率的概率平均, 作为酬劳矩阵的元素, 记为 R 。

当系统状态从一个转移到另一个时, 所经历的时间称为状态转移时间, 它与相应的状态转移概率的乘积组成时延矩阵 T 。

当一个窗口中数据全部发送成功后, 窗口值增加。这样, 成功分组的个数为

$$R_{2W-C_W, 2(W+1)-C_{W+1}} = P_{C_W, 1} \times p^{W-1} \times P_{1, C_{W+1}}(\text{RTT}) \times W, \quad W = 1, 2, \dots, W_{\max} - 1 \quad (18)$$

当发送窗口中有的分组发送失败, 但在该失败分组之后是成功分组, 且引起的重复证实的个数小于 K , 这时不触发快速重传机制, 则系统进入超时状态 $(C_1, 1)$ 。这样系统进入超时时获得的成功分组的个数为发送窗口中的第一个错误分组之前的分组数 $(i-1)$, 所以相应的酬劳为

$$R_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^1 = \sum_{i=1}^W P_C(i) \times (i-1) \times \sum_{C=0}^1 \sum_{m=0}^{K-1} P_m^{0, C}(W-i) \times P_{C, C_1}(\text{AMT}) \quad (19)$$

当发送窗口中有的分组发送失败, 但在第一个失败分组之后有大于或等于 K 个成功分组, 这时系统进入快速重传。若对第一个失败分组的重传成功, 则系统除了获得重传的分组之外, 还

额外获得在重传分组之后的连续的成功分组, 直到一个失败分组为止。并且窗口变为 $\lfloor W/2 \rfloor$, 所以有下式:

$$R_{2W-C_W, 2(\lfloor W/2 \rfloor - C_{\lfloor W/2 \rfloor})} = \sum_{i=1}^{W-K} P_{C_W}(i) \times \left\{ \sum_{l=1}^{W-i} P_0(l) \times (i+l-2) \right. \\ \times \sum_{C_0=0}^1 \sum_{m=K-(l-1)}^{W-(l+i)} P_m^{0,C_0}(W-(l+i)) \times P_{C_0,1}(\text{RTT}+1) \times P_{1,C_{\lfloor W/2 \rfloor}}(\text{RTT}) \\ \left. + rp^{W-i-1} \times (W-1) \times P_{1,1}(\text{RTT}+1) \times P_{1,C_{\lfloor W/2 \rfloor}}(\text{RTT}) \right\} \quad (20)$$

当对发送窗口中的第一个错误分组的快速重传失败时, 系统便进入超时状态 $(C_1, 1)$, 而此时获得的正确分组是发送窗口中的第一个错误分组之前的成功分组数 $(i-1)$, 所以有

$$R_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1} = \sum_{i=1}^{W-K} P_{C_W}(i) \times (i-1) \times \sum_{C_0=0}^1 \sum_{m=K}^{W-i} P_m^{0,C_0}(W-i) \times P_{C_0,0}(\text{RTT}+1) \times P_{0,C_1}(\text{AMT}) \quad (21)$$

故当系统进入超时重传状态时, 获得的成功分组个数为

$$R_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1} = R_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^1 + R_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^2 \quad (22)$$

当系统处于其它转移时, 有

$$R_{i,j} = 0 \quad (23)$$

4.3 时延矩阵

当窗口中的数据全部发送成功时, 系统进入下一状态, 窗口增大, 状态转移时间为 $W + \text{RTT}$,

$$T_{2W-C_W, 2(W+1)-C_{W+1}} = P_{C,1} \times p^{W-1} \times P_{1,C_{W+1}}(\text{RTT}) \times (\text{RTT} + W), \quad W = 1, 2, \dots, W_{\max} - 1 \quad (24)$$

当发送窗口已达到最大值 $W_{\max}$ 时, 窗口中的数据即使全部发送成功, 系统进入下一状态, 发送窗口也不会增大, 而是一直保持 $W_{\max}$, 故有

$$T_{2W-C_W, 2W-C_{W_{\max}}}^1 = P_{C_W,1} \times p^{W-1} \times P_{1,C_{W_{\max}}}(\text{RTT}) \times (\text{RTT} + W), \quad W = W_{\max} \quad (25)$$

当窗口中的数据没有全部发送成功, 并且在第一个错误分组之后的正确分组的个数小于 K 时, 则系统进入对第 i 个分组的超时状态, 这时系统转移时间为 $(i + \text{AMT})$, 所以有下式:

$$T_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^1 = \sum_{i=1}^W P_C(i) \times (i + \text{AMT}) \times \left(\sum_{C^0=0}^1 \sum_{l=0}^{K-1} P_l^{0,C^0}(W-i) \times P_{C^0,C_1}(\text{AMT}) \right) \quad (26)$$

当系统进入快速重传状态时, 发送窗口中的第一个错误分组的位置为 i , i 后第 K 个正确分组发生的位置是 i 后第 l 个分组位置, 即系统接收到窗口中第 $i+l$ 个分组后, 就进行快速重传, 系统转移时间为 $(i+l + \text{RTT} + 1 + \text{RTT})$, 所以有

$$T_{2W-C, 2\lfloor W/2 \rfloor - C_{\lfloor W/2 \rfloor}} = \sum_{i=1}^{W-K} P_C(i) \sum_{l=k}^{W-i} P_k^{0,1}(l) \times P_{1,1}(\text{RTT} + 1) \\ \times P_{1,\lfloor W/2 \rfloor}(\text{RTT}) \times (i+l + \text{RTT} + 1 + \text{RTT}) \quad (27)$$

系统进行快速重传, 但发送分组失败, 则系统进入超时状态 $(C_1, 1)$, 系统转移时间为 $(i + l + \text{RTT} + 1 + \text{AMT})$, 所以有下式:

$$T_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^2 = \sum_{i=1}^{W-K} P_C(i) \times \sum_{l=K}^{W-i} P_K^{0,1}(l) P_{1,0}(\text{RTT} + 1) P_{0,1}(\text{AMT}) \times (i + l + \text{RTT} + 1 + \text{AMT}) \quad (28)$$

所以当系统进入 $(C_{W_1}, 1)$ 时, 所需的时间为

$$T_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_{W_1}} = T_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^1 + T_{2W-C_W, 2 \times 1 - C_1}^2 \quad (29)$$

除上述之外的其它状态转移时间为

$$T_{i,j} = 0 \quad (30)$$

4.4 流量计算

设状态总数为 m , 由转移概率矩阵可求得其平稳分布为

$$(\pi_1, \pi_2, \dots, \pi_m) \quad (31)$$

则吞吐量效率 η 为^[9]

$$\eta = \left(\sum_{i=1}^m \pi_i \times \sum_{j=1}^m R_{i,j} \right) / \left(\sum_{i=1}^m \pi_i \times \sum_{j=1}^m T_{i,j} \right) \quad (32)$$

4.5 数值仿真及分析

由以上分析的结果, 考虑 $f_D T = 0.01, 0.08, 0.64$ 3 种情况, 做出 TCP 流量对帧差错率的曲线, 如图 3 所示. 当 $f_D T = 0.01$ 时, 设载波频率为 900MHz, 帧的时长为 7.5ms, 移动速度 v 是步行速度 ($v = 0.01 / (7.5 \times 10^{-3}) \times 3 \times 10^8 / (900 \times 10^6) = 0.44(\text{m/s}) \approx 1.5(\text{km/h})$), 这时的帧突发差错长度约为 13 个分组 ($P_e = 0.1$, 由 (4) 式可计算得到); 而当 $f_D T = 0.64$ 时, 移动速度大约是 100km/h, 是高速交通工具的速度, 这时的帧突发差错长度很小, 近似于独立同分布.

由图 3 可知, TCP 流量随帧差错率的增大而降低; $f_D T$ 越小, 相关性越强, TCP 流量越大, 物理信道相关性对 TCP 流量是有利的; $f_D T = 0.08$ 和 0.64 的两条曲线非常接近, 因为 $f_D T = 0.64$ 时, 近似独立同分布, 是 TCP 流量的下界. 以上结论与文献 [7] 一致, 但结果比它更准确, 说明该模型是合理的, 且比较简单.

图 4 是对 $f_D T = 0.01$ 时, AMT 不同取值的比较. 从图中曲线可知, AMT 越大, 发生分组传输差错后启动超时重传的时延越大, 错误分组被重传的机会越小, 系统处于等待状态的时间越长. 因而, TCP 流量就越小. 这是符合实际情况的.

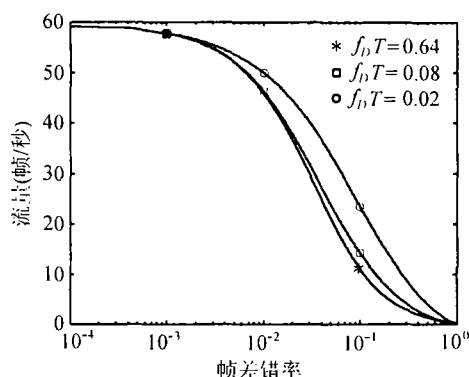


图 3 RTT=75ms, AMT=750ms 时,
对不同 $f_D T$ 的流量-帧差错率曲线

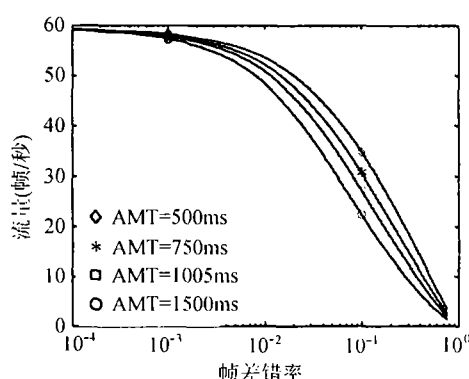


图 4 RTT=75ms, $f_D T=0.01$ 时,
对不同超时计数的流量-帧差错率曲线

5 结束语

本文通过新建立的 TCP 理论分析模型,研究了无线移动环境中,无线链路突发差错引起的分组丢失对 TCP 流量性能的影响。对该模型的数值仿真结果表明, TCP 流量随帧差错率的增大而降低;物理信道相关性越强, TCP 流量越大,独立同分布信道时的 TCP 流量是下界,即物理信道相关性强对 TCP 流量是有利的。同时,设定的超时时间 AMT 越大,错误分组被重传的机会越小,系统处于等待状态的时间越长, TCP 流量就越小。分析结果也表明该解析模型是合理的,既有较准确的分析结果,又降低了复杂度。

参 考 文 献

- [1] M. Zorzi, R. R. Rao, L. B. Milstein, Error statistics in data transmission over fading channels, IEEE Trans. on Comm., 1998, COM-46(11), 1468-1476.
- [2] E. A. Brewer, *et al.*, A network architecture for heterogeneous mobile computing, IEEE Personal Communications Magazine, 1998, 5(5), 8-24.
- [3] T. V. Lakshman, U. Madhow, The performance of TCP/IP for networks with high bandwidth-delay products and random loss, IEEE/ACM Trans. Networking, 1997, 5(3), 336-350.
- [4] A. Chockalingam, *et al.*, Performance of TCP/RLP protocol stack on correlated fading DS-CDMA wireless links, IEEE Trans. on VT, 2000, 49(1), 28-33.
- [5] H. Balakrishnan, *et al.*, A comparison of mechanisms for improving TCP performance over wireless links, IEEE/ACM Trans. Networking, 1997, 5(6), 756-769.
- [6] M. Zorzi, Ramesh, *et al.*, On the accuracy of a first-order Markov model for data transmission on fading channels, Proc. IEEE ICUPC'95, Tokyo, Japan, Nov. 1995, 211-215.
- [7] M. Zorzi, *et al.*, Throughput analysis of TCP on channels with memory, IEEE J. on SAC., 2000, 18(7), 1289-1300.
- [8] K. Naito, *et al.*, New analytical model for the TCP throughput in wireless environment, IEEE Vehicular Technology Conference, Rhodes, Greece, Vol.3, n.53ND, May 6-9, 2001, 2128-2132.
- [9] S. M. Ross, Stochastic Processes, New York, Wiley, 1983, Ch3.

A NEW ANALYTICAL MODEL FOR THE TCP THROUGHPUT WITH BURSTY ERRORS IN WIRELESS LINKS

Ji Hong Deng Jianmin Hao Jianjun Le Guangxin

(Telecom Eng. School, Beijing Univ. of Posts and Telecommunications, Beijing 100876, China)

Abstract A new analytical model for the TCP throughput, considering the packet losses caused by high and bursty errors in wireless links, is proposed. The analysis and numerical simulation prove that this model is exact and simple. And it is shown that channel correlations can result in better performance of TCP over slow fading channels, and the TCP throughput in i.i.d channel is the lower bound.

Key words Bursty errors in wireless links, TCP throughput, Semi-Markov model

纪 红: 女, 1966 年生, 副教授, 主要从事通信网及计算机网技术、高速信息传输、无线移动 Internet 接入等方面的研究.

邓建民: 男, 1974 年生, 博士生, 主要从事高速信息传输、无线移动 Internet 接入等方面的研究.

郝建军: 男, 1969 年生, 副教授, 主要从事高速信息传输、无线移动 Internet 接入等方面的研究.

乐光新: 男, 1936 年生, 教授, 博士生导师, 主要从事移动通信、高速信息传输、无线移动 Internet 接入等方面的研究.